

グローバル配線における 5E-8 ネットの配線順序についての一考察

藤野康弘 松崎日出夫 寺井正幸

三菱電機(株) カスタムLSI設計技術開発センター

1. まえがき

ゲートアレイの配線は、グローバル配線と詳細配線の2段階で行なう。グローバル配線は、セル間を論理的に接続するネットの概略の配線経路を決める。ゲートアレイは、チップの大きさが予め決まっているので、グローバル配線では、後続の詳細配線で配線不能を発生させないように、配線の局所混雑を避けることが重要である。また、チップの性能を保つため、配線の不要な迂回を避けることも必要である。これらの要求を満たすために、配線混雑度と配線長の和から成る形の評価関数を用いるのが一般的である[1], [2]。

グローバル配線で、1度に1本ずつネットの経路を決める場合、配線結果の良否が配線順序に依存するという問題があり、様々な手法[3], [4]でネットの配線順序決めが行なわれているが、グローバル配線におけるネットの配線順序決定に関する報告は少ない。文献[3]の方法は、セル列上のフィードスルーを有効に利用して経路の迂回を少なくし、総配線長を短くすることを目的としているが、配線の混雑度を考慮していないので、配線の局所混雑を避けるというグローバル配線の第一の目標に適していない。文献[4]の方法は、予想混雑度の高い所にあるネットから配線を行なうが、具体的な配線順序決定関数の記述はない。

最近では、ネットの配線順序問題に対処するため、ネットを1本ずつ最短経路で配線する初期配線と、配線が混雑した箇所をrip-upして配線し直す再配線の2段階でグローバル配線を行なう方法[5], [6]が最も一般的である。しかし、初期配線におけるネットの配線順序が不適切であると、配線の局所混雑が多発し再配線の処理時間が大幅に増大して最終的なグローバル配線結果も悪いものになる。

本文では、グローバル配線を初期配線と再配線の2段階で行なう場合に、配線の局所混雑が少なく経路の迂回も少ない配線が行なえるように、初期配線におけるネットの配線順序を決定する関数を提案する。

2. グローバル配線問題

本章では、我々の扱うグローバル配線問題の定式化を行なう。

2.1 レイアウトモデル

Sea-of-Gates型ゲートアレイを対象とし、チップ上には、RAM/ROMなどのLarge Macroと、P、Nトランジスタペア1段分の高さの“標準セル”が存在する。チップ上に適当な間隔で仮想的に水平方向及び垂直方向のカットラインを引き、カットラインで区切られた矩形を区分領域と呼ぶ。区分領域に対応する頂点の集合Vを頂点集合とし、隣接する2つの区分領域に対応する頂点对を結ぶ辺の集合Eを持つチャンネルグラフ $G=(V, E)$ を作成する。図1にチャンネルグラフの一例を示す。Eの各辺の内、水平方向の辺には水平方向の配線格子数に対応した容量を、垂直方向の辺には垂直方向の配線格子数に対応した容量を定義する。また、Eの各辺に、両端の頂点に対応する区分領域の中心間の距離を表わす辺長を定義する。ネットが結ぶべきピンは、各ピンの存在する区分領域に対応した頂点に存在するものと考える。このようなチャンネルグラフ上のどの辺を通るか決めること

より、ネットの配線経路を決定する。ネットの配線経路が決まる度に、そのネットが通る各辺の容量をそれぞれ1ずつ引く。

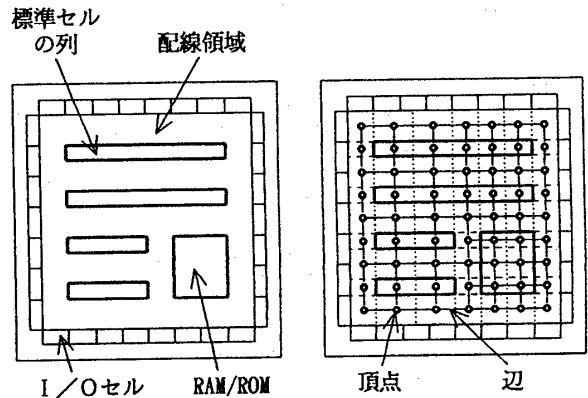


図1 チャンネルグラフGの一例

2.2 グローバル配線の評価関数

チャンネルグラフGの各辺 e_i の容量を c_i とし、辺長を L_i とすると、辺の重み w_i を次のように定義する。

$$w_i = \alpha \cdot h(c_i) + \beta \cdot L_i$$

ここで、 α , β は重み付けの係数である。また、

$$h(c_i) = 1 / (c_i + \gamma)$$

であり、配線の混雑度を表わす(γ は定数)。ネットの経路上のすべての辺について、その辺の重みを加えた総和がそのネットの経路のコストである。グローバル配線では、全ネットについての経路コストの総和ができるだけ小さくなるように経路を決める。

2.3 初期配線と再配線

グローバル配線を初期配線と再配線の2段階で行なう。

初期配線では、各ネットについて、チャンネルグラフ上で、容量が正の辺のみを通り、かつ、コスト最小の経路を求める。

多ピンネットの経路は次のようにして求める。まず、チャンネルグラフG上でピンの存在する頂点のみを取り出し、それらの頂点の集合をWとする。Wの各頂点間の距離を、対応する区分領域の中心間のマンハッタン距離とする。Wを木として接続するコスト和最小の最小木Tを作成する。次に、Tの各辺に対し、G上で、その両端の頂点を結ぶ経路を決定する。

再配線では、チャンネルグラフG上で、混雑した辺(容量が或る値以下の辺)を通るネットをrip-upして経路を決め直すことを繰り返す。

2.4 ネットの最短経路

2ピンネットの最短経路とは、チャンネルグラフG上で、経路上の辺の辺長の和が最小であるような経路で、辺の容量を無視して求めたものであり、コスト最小の経路とは異なる。以下では、多ピンネットについては、前節で述べた最小木Tの各辺に対応する2ピンネットに分解して扱い、ネットを2ピンネットに限定して考える。最短経路は、一般に複数個あるが、最短経路の数は、初期配線の処理の進行に伴って減少する。あるネットが通り得る最短経路がなくなったら、そのネットについては、チャンネルグラフG上でネットが結ぶべき2頂点を対角線とする矩形を、上下左右に1個の頂点分だけ拡張した領域での迂回経路を最短経路の代りに用いる。初期配線の処理がさら

に進んで、そのような迂回経路も取れなくなれば、拡張された領域を上下左右にさらに1個の頂点分だけ拡張した領域での迂回経路を用いる。このように、順次、拡張した領域での迂回経路を最短経路の代わりに用いることにする。

3. グローバル配線におけるネットの配線順序

本章では、我々の提案するネットの配線順序決定関数について説明する。

3.1 ネットの配線順序決めで考慮すべき要素

以下では、2章で定式化したグローバル配線問題において、初期配線の配線順序を決める際に考慮すべき要素について考察する。

初期配線で、1本ずつネットの経路を決めると、後から配線するネットは、先に配線されたネットのために、チャンネルグラフの最短経路上の辺の容量が0になってしまっていて、最短経路が取れなくなることがある。一般に、ネットの最短経路の数が多いほど、先に配線されたネットによって、チャンネルグラフの最短経路上の幾つかの辺の容量が0になっても、最短経路のうちのどれか1つで配線できる可能性が高い。よって、最短経路の数が少ないネットほど先に配線する方がよい。

一方、ネットの最短経路の数が多くても、それらがすべて、配線が混雑すると予想される辺を通るものならば、そのネットを先に配線しなければ、他のネットの配線のせいで、最短経路上の辺の容量が0になってしまい、そのネットは迂回した経路しか取れなくなる恐れがある。したがって、配線の予想混雑度の大きい辺を通るネットほど先に配線する必要がある。

このように、ネットの配線順序決めで、ネットが通り得る最短経路の数と配線の予想混雑度の2つの要素を考慮しなければならない。

3.2 配線の予想混雑度

本節では、ネットを2ピンネットに限定して考える。経路未定のネットは最短経路のうちのいずれかで配線されるものとし、そのネットの最短経路はどれも等しい確率で経路に選ばれ得ると考える。ただし、そのネットが通り得る最短経路がなくなれば、迂回経路で代用する。チャンネルグラフGで、経路未定の各ネットの最短経路上の各辺について、そのネットが通過する期待値を算出する。G上の各辺に対し、期待値の合計をその辺の未定ネット値と呼ぶ。辺の容量をその辺の未定ネット値で割った商をその辺の通過指数と呼ぶ。この通過指数の逆数を配線の予想混雑度として用いる。通過指数の小さな辺ほど、配線の予想混雑度が大きく、経路未定のネットがその辺を通りにくいといえる。辺の通過指数は、グローバル配線の処理が進行するにつれて変化する。

ここで、グローバル配線の評価関数における配線混雑度と、上で述べた予想混雑度の関係について触れておく。我々が扱うグローバル配線問題においては、配線混雑度は、容量(+定数)の逆数で表わせる。一方、予想混雑度は、容量の逆数と未定ネット値の積で表わせる。即ち、予想混雑度は、配線混雑度を考慮しながら、経路未定のネットの予想本数を反映したものである。

3.3 ネットの配線順序決定関数

ネットが通り得る最短経路の数と配線の予想混雑度の2つの要素を加味した、ネットの配線順序決定関数について以下で述べる。

我々の扱うグローバル配線問題において、ネットの配線順序決めに大きな影響を与える最短経路の数と配線の予想混雑度が、共に、初期配線の処理の進行に伴って変化する。ネットの配線順序決定は、初期配線実行前に一度だけ行なえば良いというものではない。しかし、最短経路の数や配線の予想混雑度の算出に時間がかかることから、ネットを1本配線する度に残りのネットの配線順序を決め直すのは処理時間の点で問題がある。そこで、ある程度の本数のネットを配線する度に、残りのネットの配線順序を計算し直すこととする。

以下では、まず、ネットを2ピンネットに限定してネットの配線順序決定関数を定義し、その後、多ピンネットの配線順序決定関数を示す。

チャンネルグラフGにおいて、経路未定の2ピンネットsの最短経路の集合を $P = \{p_1, p_2, \dots, p_n\}$ とし、 p_i ($i=1, 2, \dots, n$)上の辺の集合をZ、そのうちの1つの辺を ω とする。経路 p_i の通りやすさを表わす関数fを次のように定義する。

$$f(p_i) = \prod_{\omega \in Z} t(\omega)$$

ここで、 $t(\omega)$ は、辺 ω の通過指数を表わす。

関数fは、各辺の通過指数の積を取ってあるので、辺のうちに1か所でも通過指数が非常に小さい(予想混雑度が非常に大きい)ものがあれば、関数の値も小さくなる。また、通過指数が比較的小さい(予想混雑度が比較的大きい)辺が多ければ、関数の値が小さくなる。

ところで、経路未定のネットが、通りやすい最短経路を多く持っているほど、実際にそのうちの1つで配線されやすいといえる。そこで、経路未定のネットが、最短経路のうちのいずれかで実際に配線されることの期待度を、次の関数Fで表わす。

$$F(s) = \sum f(p_i)$$

この関数Fが2ピンネットの配線順序決定関数である。関数Fの値の小さなネットほど配線困難と予想できる。

次に、多ピンネットの扱いについて述べる。多ピンネット κ が2ピンネット $\kappa_1, \kappa_2, \dots, \kappa_m$ の部分ネットに分解されているとする。多ピンネットの部分ネットの内、1つでも配線の困難が予想されるものがあれば、その多ピンネットは先に配線すべきなので、ネット κ に関する配線順序決定関数Fの値を次式で定める。

$$F(\kappa) = \text{Min} \{F(\kappa_1), \dots, F(\kappa_m)\}$$

このようにして、経路未定のすべての2ピンネット及び多ピンネットについて関数Fの値を計算し、この関数の値の小さなネットから配線することとする。

4. 配線順序決定関数の評価

現在、配線順序決定関数を3層配線のSOG(Sea-of-Gates)を用いた計算機実験で評価中である。初期配線における配線順序を、(a)提案した配線順序決定関数の順、(b)ランダム、(c)仮想線長の短い順、の3通りでグローバル配線を行ない、それぞれの場合のグローバル配線後の評価関数の値と処理時間を比較する。また、初期配線において、何本のネットを配線する度に、配線順序決定関数の値を計算し直すのが妥当であるかの評価も行っている。

5. むすび

今後、SOG(Sea-of-Gates)を用いた計算機実験でこの関数の有効性を確認する予定である。

謝辞 御指導を頂いた当社佐藤興二部長に感謝致します。

参考文献

- [1] A. Sangiovanni-Vincentelli, "Automatic Layout of Integrated Circuits," in "Design Systems for VLSI Circuits," Martinus Nijhoff Publishers, 1987.
- [2] 山田他, "ゲート敷き詰め型ゲートアレイの自動配線..." 情処研報 設計自動化 46-5, 1989.
- [3] C. Tanaka et al., "An Integrated Computer Aided Design System" 18th DAC pp. 812-819, 1981.
- [4] 関他, "大規模ゲートアレイ用高速自動配線手法", 情処研報 設計自動化 33-4, 1986.
- [5] E. S. Kuh et al., "Global Routing," in "Layout Design and Verification," North Holland, 1986.
- [6] 高野他, "ゲートアレイ用概略配線の引き剥がし再配線の評価", 電子情報通信学会春期全国大会, 1-122, 1990.